

一种基于历史相遇信息的容迟网络地理路由算法

王 艳,李建波,宋有美,王夫沐

(青岛大学 计算机科学技术学院,山东 青岛 266071)

摘 要:为使消息在容迟网络中更有效地传输,将节点的地理位置、移动方向等地理信息与节点间的历史相遇频繁程度相结合,提出一种新的容迟网络地理路由算法。该算法将移动节点间的历史相遇信息作为分配消息副本的依据,从而减少复制策略路由算法中的副本数量。利用邻居节点移动方向所构成的夹角对中继节点的选择进一步优化,得到较高的投递率以及较低的端到端平均时延。仿真结果表明,当节点移动相对缓慢并且消息生存周期较短时,该算法的消息投递率优于 Spray & Wait, Epidemic, Prophet 等路由算法,在消息生存周期较短的情况下,当节点的缓存资源为限制路由算法性能的瓶颈因素时,与 Epidemic 算法相比,网络负载率降低 40%,与 Prophet 算法相比负载降低了 25%,有效减少了平均跳数和平均时延。

关键词:容迟网络;地理路由算法;局部信息;移动方向;历史信息

中文引用格式:王 艳,李建波,宋有美,等.一种基于历史相遇信息的容迟网络地理路由算法[J].计算机工程,2017,43(5):75-82.

英文引用格式:Wang Yan, Li Jianbo, Song Youmei, et al. A Geographic Routing Algorithm for Delay Tolerant Network Based on History Encounter Information[J]. Computer Engineering, 2017, 43(5): 75-82.

A Geographic Routing Algorithm for Delay Tolerant Network Based on History Encounter Information

WANG Yan, LI Jianbo, SONG Youmei, WANG Fushu

(College of Computer Science and Technology, Qingdao University, Qingdao, Shandong 266071, China)

[Abstract] In order to make the message transmit in a delay tolerant network more efficiently, the node location, moving direction and other geographic information and the degree of nodes frequently encounter history are combined, this paper proposes a delay tolerant network geographic routing algorithm is proposed. The algorithm uses nodes encounter history information as news distribution copy, thereby it reduces the copy number. The angle of the moving direction of the neighbor nodes for the relay selection is further optimized, so as to achieve high delivery ratio and low average end-to-end delay. Simulation results show that when nodes move relatively slow, and news life cycle is short, the message delivery rate of the proposed algorithm is better than that of Spray & Wait, Epidemic and Prophet routing algorithms. When message life cycle is very short and the cache resource of nodes is the bottleneck factors limiting the performance of the routing algorithm, the network load rate of the proposed algorithm is less than 40% of Epidemic, less than 25% of Prophet, and average number of hops and average delay remain less.

[Key words] delay tolerant network; geographical routing algorithm; local information; moving direction; history information
DOI:10.3969/j.issn.1000-3428.2017.05.012

0 概述

作为一种新颖的端到端存储转发异构互联网络体系结构,容迟/容断网络(Delay/Disruption Tolerant

Network, DTN)近年来得到了学者深入的研究与普遍的应用^[1-3]。容迟网络体系结构最初由 Kevin Fall 等在 SIGCOMM 会议上提出,是指在极端网络应用环境下,由于节点的移动或者能量调度等原因造成

基金项目:国家自然科学基金(61502261,61572457,61379132);山东省自然科学基金(ZR2013FQ022);山东省教育厅高校科技计划项目(J14LN85)。

作者简介:王 艳(1989—),女,硕士研究生,主研方向为容迟网络路由算法;李建波(通信作者),教授、博士;宋有美、王夫沐,硕士研究生。

收稿日期:2016-03-28 **修回日期:**2016-05-19 **E-mail:**564648398@qq.com

节点间只能间歇性进行通信,在很长一段时间内还会处于中断状态的一类网络^[4]。基于此,本文一种基于历史相遇信息的容迟网络地理路由算法(A Contact History Information Based Geographic Routing in Delay Tolerant Network, CHGR)。

1 相关研究

传统 Internet 等网络的通信模型是建立在一些假设的前提下,比如稳定的端到端连接、双向对称的数据传输率、相对较短的传输时延等,然而在现实中的很多应用领域内,节点间的连接频繁断开,可能是由于节点移动性、能量调度以及环境干扰等不可控原因造成,无法建立结构化的全连通网络,传统的多跳自组网络协议无法在这种挑战性网络中有效运行。然而,容迟网络作为一种新型的网络体系结构,能够更好地适应这些挑战性环境,满足通信需求,容迟网络采用“存储-携带-转发”机制,这种机制由中继节点存储携带消息,直到遇到下一次相遇机会。目前越来越多的应用场景都在部署和应用容迟网络,如野生动物监测传感网^[5]、移动车载网^[6]、星际网络、战术通信网^[7]、口袋交换网^[8]、水下传感器网^[9]、空间光通信网^[10]、乡村通信网^[11]、移动社交网等。

容迟网络具有明显区别于传统 Internet 等网络的特点^[12-14],其具有间歇性连接、时延极高、资源有限、拓扑结构随机动态变化、安全性差等特征。其中路由算法是任何组网技术需要解决的首要难题,因此设计可靠有效的容迟网络路由算法来促进节点间数据的传输和共享就成为容迟网络研究的一个焦点问题。容迟网络路由算法区别于传统的 Internet 路由算法,主要体现在以下 2 个方面:1) 传统的 Internet 路由问题假设网络拓扑固定已知,但是容迟网络中的节点由于高速地移动而造成网络拓扑结构动态随机变化,某个时刻或者某段时间内网络中任意 2 个节点之间不存在一条稳定的端到端连通路;2) 与传统 Internet 路由算法通常以最小跳数、最短路径作为衡量路由性能优化与否的目标,但是在容迟网络中,路由算法通常以最大化消息投递概率和最小化传输延迟为目标。这使得传统的 Internet 或者 Ad-Hoc 网络中的路由算法不再适用。为了克服容迟网络中链路的间歇连通(intermittent connectivity),容迟网络中路由算法中的数据转发须采取“存储-携带-转发”机制,这种机制由中继节点存储携带消息,直到碰到下一次相遇机会。基于这一基本的数据转发策略,目前容迟网络算法的研究者提出了大量的路由算法。

在社交容迟网络中,利用社区信息进行消息路由可以显著提高网络的路由性能。基于社区的社会

感知路由算法首先根据节点间的社会关系、共同兴趣爱好、相似性等,利用一定的社区探测算法将节点分配到不同的社区当中,然后利用源节点与目的节点的社区信息进行路由选择。消息的转发过程主要分为:社区内的消息转发和社区间的消息转发。社区内的消息转发过程包括源节点将消息发送至自身所在的社区家园(community home)以及目的节点所在社区家园将消息发送至目的节点 2 个阶段。而社区间的消息转发是指 2 个社区家园之间的消息传递,即源节点所在的社区家园将消息发送至目的节点所在的社区家园。最终消息被从源节点发送至自身所在的社区家园,然后被传递到目的节点所在的社区家园,最后成功到达目的节点。

文献[15]提出新的路由策略 Bubble Rap,是基于社会网络的 2 种主要特性:社区性和向心性,这 2 种特性恰恰与人类相关。算法根据相应的群体特性划分节点。向心性是指在人群中,某个人总是成为众人瞩目的焦点这种特性。

在 Bubble Rap 路由策略中,如果某个节点要将信息传送到目的节点,该节点在分层等级树(hierarchical rankings tree)中逐层上传,直到携带该信息的节点传递消息到达与目的节点在一个群体的节点上。此后在这个群体内,信息利用该群体内部的等级顺序将信息再传至目的节点。在整个网络系统中,无需每个节点都存有网络中其他所有节点的等级值,只需要在每步传送操作中对遇到的节点的等级值运用贪心策略即可。为了降低成本,Bubble Rap 还设计不论什么时候消息被传送到目的节点所在的社区,原携带消息的节点会把该消息从缓存中删去,以防止消息进一步传播,这是在假定社会成员能够传递消息的基础上。本文称这种算法为 Bubble Rap,用 Bubble 比喻一个社区。

Bubble Rap 路由协议的转发过程符合人们的直觉,并取自真实的生活体验。首先,尝试通过周围比你更受欢迎的人传递消息,然后将它升级传给在社区中众所周知的人,如邮递员。当邮递员遇到目的节点社区中某个成员时,该邮件将被传递到目的社区。第 1 个接收该消息的成员将辨别该社区很有名的成员,然后按局部名次传递消息,直到遇见目的节点或消息生命周期耗尽。

在容迟网络的路由研究中,地理路由由于其在扩展性和网络开销等方面的优势逐渐成为容迟网络路由算法研究领域内的一个热点。在容迟网络中其消息的成功传输面临着巨大挑战,因为在条件受限的情况下,节点具有拓扑频繁割裂、节点密度稀疏和移动性等特性。为了进一步加大消息成功投递的可能性,一种普遍受认可的方式是采用基于洪泛的多副本策略,通过在节点密度稀疏的容迟网络中引入更多的消

息副本,进而增大了携带消息的中继节点与目的节点相遇的机会。但是,容迟网络中节点的存储空间、能量、带宽等往往受到严格限制,过多的消息副本反而会加剧网络负载,影响网络的路由性能。

文献[16]通过与 GPRS 网络结合形成平行网络结构,将 GPRS 作为容迟网络的一个通信频道以辅助路由,利用通信频道中已知的节点位置信息弥补容迟网络缺乏网络拓扑知识的不足,根据节点接触时的相遇角度调整 Spray 策略,减少无效信息副本的产生,Spray 阶段完成后根据当前节点、目标节点及目的节点的位置和速度信息进行单副本路由,从而使传输过程中的消息路由具有方向性和目的性,减少对网络资源的消耗,降低传输时延并提高传输率。文献[17]则提出了一种适用于三维部署环境的基于位置的功率感知路由算法,该算法利用节点三维位置信息寻路,大大降低了网络开销,此外通过引入功率感知机制,极大地延长了网络的生命周期,网络路由性能也得到很好的改进。

2 CHGR 算法

在网络移动场景中,节点的移动性所产生的网络拓扑结构的变化是 DTN 网络的主要挑战,然而在许多情况下它很难获得最新的网络拓扑信息。目前大多改进的路由算法都是根据网络的历史拓扑信息来预测成对的节点在将来如何才有可能相遇。从研究的可靠性来看,地理路由本身对持续的端到端连接没有过多的要求,这是因为它只有一跳地理信息(例如对目的地距离和方向)可以被利用,所以地理路由可以几何变化的行为来适应动态拓扑变化的容迟网络。应用于移动自组织网络传统的地理路由协议假设目的节点的位置对于网络中的所有节点是已知的,因而能够独立地投递消息。再者,地理路由以节点位置信息作为路由选择的依据,如贪婪转发、最短路径转发等,其原理简单,计算复杂度很低,不需要很高的节点信息处理能力。因此,地理路由在容迟网络的路由策略上具有非常高的实用价值。在实际的挑战性环境中,地理路由不可避免地受到一定程度的限制。因此,地理路由领域仍然有许多未解决的问题,需要展开深入研究。

在稀疏的网络环境中,可以利用节点的位置信息和移动方向判断节点间相遇的可能性,毕竟在容迟网络中网络拓扑结构动态变化,彼此相互接近的节点在将来实现通信机会的概率更大。当携带消息的节点周围存在若干个邻居节点时,进行下一跳中继节点选择的标准是根据一跳邻居信息来抉择,这是因为一跳信息的可靠性和可获取性都非常高,能够达到降低路由发现和路由选择的复杂性目的。此外,还可以避免依赖时刻变化的节点位置信息的

准确性带来的问题,为了进一步提高路由中继选择的准确性,可以根据更加稳定的节点移动方向信息作出下一跳中继选择。为此,本文利用地理路由的特点,只捕获当前邻居节点的一跳位置信息,进而利用一跳邻居节点的方向信息作出路由选择,从而达到提高消息投递率,减少传输时延的目的。

为了增大消息投递率、减小消息传播时延,本文提出了一种基于历史相遇信息容迟网络路由算法。该算法利用移动节点间的频繁接触来获取节点间的历史相关信息,并且考虑消息携带者在一段时间间隔内,移动向量所构成的夹角的大小,作为衡量是否将所携带的消息复制给中继节点的标准。大量研究表明,为了提高消息投递率并且减少网络资源负载量,可以在容迟网络中引入社会网络的特性^[18]。在社会网络中,移动节点间表现出小世界的现象^[19],节点之间彼此紧密联系,根据节点之间连接表示的不同含义,利用节点之间交互通信的时间和历史信息对节点对之间潜在的社会关联进行预测^[20-22],可以构造许多不同类型的社交图,常用的社会属性有:社区(community),中心性,相似性(similarity)等。社区描述了一组具有相近位置或者近似兴趣的节点集合,社区内的节点具有更强的社会关联。中心性是衡量网络中节点地位的度量指标。相似性则是用于分析节点间具有的某些共同特征。为此,本文在下一跳邻居节点的选择上进行改进,利用相邻移动节点的活跃程度作出下一跳邻居节点选择。

2.1 副本分配策略

为了提高容迟网络的传输率,同时减小网络开销和网络延迟,本文提出利用节点的历史相关信息,把历史节点的相遇信息作为集合,并以此为判定条件控制网络中的副本数量,本文符号说明如表 1 所示。

表 1 符号说明

符号表示	符号代表意义
n_i	网络中为节点 i
N	网络中所有节点的集合
m_i	节点携带的为 i 的消息
$M(a)$	节点携带的所有消息的集合
$V_{k,i}$	节点 k 和 i 的相遇次数
E_k	与节点 k 相遇的节点的集合

网络模型和变量定义如下:

1) 节点集合:

$$N = \{n_i | 1 \leq i \leq |N|\}$$

2) 消息集合:

$$M(a) = \{m_i | 1 \leq i \leq |M(a)|\}$$

其中, N 表示包含网络中所有节点的集合; n_k 表示第 i 个节点; n_k 表示节点携带的所有消息的集合; n_k 表示消息队列中第 i 个消息。

虽然节点的缓存空间大小相同,但是节点的移

动性却不相同,即某些节点可能会与更多的节点相遇,而另一些节点可能很少与其他节点接触。如果给这 2 种节点分配相同数量的消息副本,那么在一段时间内,会有一半的消息副本不能被有效传递。

定义 1 相遇节点的集合。每个节点 n_k 维护一个向量 $E_k = \{n_i | V_{k,i} \neq 0, \text{且 } 1 < i < n\}, 0 \leq |E_k| \leq |N|$ 。

该集合记录节点 n_k 遇到过的每个节点。一对节点接触时,首先相互检测 n_k 是否包含彼此节点。当节点 n_k 遇到节点 n_k 时,如果节点 n_k 不包含在 n_k 中,则将 n_k 放入到集合 n_k 中,同时将 n_k 放入到集合 n_k 中。 n_k 的初始值是 0,并且 n_k 不大于 $|N|$ (网络中所有的节点)。

为此本文作出改进,把节点的接触频率作为评价节点性能的一个重要指标,用定义 1 中提到的 n_k 表示节点历史相关度。 n_k 的绝对值越大表示与该节点接触过的节点越多,绝对值越高代表节点性能越好,因此该节点发生相遇的机会也更大,也就是说,历史相关度高的节点消息传播的越快。所以,应该将更多的消息副本传送给这种类型的节点。

定义 2 最后相遇时间。每个节点 n_k 维护一个向量 $T_k = \{t_{k,1}, t_{k,2}, \dots, t_{k,n}\}, t_{k,i} \geq 0$ 。 $T_{k,i}$ 是节点 n_k 和节点 n_i 最后一次的相遇时间。在开始时,所有元素 $t_{k,i}$ 被置为 0,一旦节点 n_k 与节点 n_i 相遇,便将当前时间更新到向量中。这个变量也将作为选择中继节点的标准。

节点历史相关度的计算公式如下:

$$L_{i_{\text{new}}} = \frac{|E_i|}{|E_i| + |E_j|} \times L_{i_{\text{old}}} \quad (1)$$

$$L_{j_{\text{new}}} = L_{i_{\text{old}}} + L_{j_{\text{old}}} - L_{i_{\text{new}}} \quad (2)$$

算法 1 下一跳消息副本分配策略 N_i

输入 current_time
Update period: ΔT
Pairwise nodes: n_i, n_j
Location at tcur: $(x_i, y_i), (x_j, y_j)$
Location before tcur: $(x_{i_{\text{old}}}, y_{i_{\text{old}}}), (x_{j_{\text{old}}}, y_{j_{\text{old}}})$

输出 relayList

1. 节点间互相交换变量 E_i, T_i 和 E_j, T_j
2. for 所有属于的 $M(a)$ 消息 m_k
3. $d \leftarrow$ destination node of m_k
4. $L_{i_{\text{new}}} \leftarrow \frac{|E_i|}{|E_i| + |E_j|} \times L_{i_{\text{old}}}$
5. $L_{j_{\text{new}}} \leftarrow L_{i_{\text{old}}} + L_{j_{\text{old}}} - L_{i_{\text{new}}}$
6. if $t_{a,d} < t_{b,d}$
7. 将消息 m_k 添加到传输列表
8. end if
9. if $L_{j_{\text{new}}} = 0$
10. 将消息 m_k 从传输列表中删除
11. end if
12. forwardList.get(m_k).update($L_{j_{\text{new}}}$)
13. buffer.get(m_k).update($L_{i_{\text{new}}}$)

14. forwardList.sort(ascending, TTL)
15. if $L_{i_{\text{new}}} = 0$
16. 节点 n_i 删除消息 m_k
17. end if
18. end for

2.2 下一跳中继节点的选择

在稀疏的网络环境中,当携带消息的节点周围存在若干个邻居节点时,在无法获取最终目的节点信息的情况下,做出路由选择需要更加谨慎。基于此,本文提出了基于历史相关信息的地理路由算法,将在一段时间间隔内,与节点 N_i 所接触过的节点全部放在一个集合内,接触过的节点数越多,即节点 N_i 的历史相关度就越高,未来与目的节点接触的可能性就越大,因此,根据历史相关度的大小来重新分配节点所携带的消息副本的数量。然后,在通过一段时间间隔内,计算任意节点 N_i, N_j 与目的节点 N_d 所构成的夹角的大小,如果节点 N_j 与 N_d 所构成的夹角小于 90° ,那么就将节点 N_j 携带的消息副本复制给节点 N_j ,让它将消息传递给目的节点。如果节点 N_i 和节点 N_j 在一段时间间隔内都与目的节点 N_d 所构成的夹角大于 90° ,那么就考虑节点 N_i, N_j 与目的节点 N_d 的距离 d ,如果 $d_i > d_j$,就将节点 N_i 携带的消息副本复制给节点 N_j 。

算法 2 CHGR 路由协议

输入 current_time
Update period: ΔT
Pairwise nodes: n_i, n_j
Location at tcur: $(x_i, y_i), (x_j, y_j)$
Location before tcur: $(x_{i_{\text{old}}}, y_{i_{\text{old}}}), (x_{j_{\text{old}}}, y_{j_{\text{old}}})$

1. When 在更新周期内
2. for 所有属于 $M(a)$ 的消息 m_k
3. $d \leftarrow$ destination node of m_k
4. 计算 $\text{dist}_{i,d} = \sqrt{(x_i - x_d)^2 + (y_i - y_d)^2}$
5. $\text{dist}_{j,d} = \sqrt{(x_j - x_d)^2 + (y_j - y_d)^2}$
6. 更新邻居节点列表
7. 更新 messagestable
8. 计算节点 n_i, n_j 与节点 n_d 所构成的夹角
9. If $\arccos \langle n_j, n_d \rangle > \text{小于 } \frac{\pi}{2}$
10. 将节点 n_i 携带的消息复制给节点 n_j
11. Else if $\arccos \langle n_i, n_d \rangle > \text{小于 } \frac{\pi}{2}$ and $\arccos \langle n_j, n_d \rangle > \text{小于 } \frac{\pi}{2}$
12. Then if $\text{dist}_{i,d} > \text{dist}_{j,d}$
13. 将节点 n_i 携带的消息复制给节点 n_j
14. 将节点 n_j 加入到传输列表中
15. end if
16. forwardList.sort(ascending, TTL)
17. end if
18. end if
19. end for

3 仿真实验与结果分析

本文通过 ONE (Opportunistic Environment Evaluator)^[23] 仿真器来对 CHGR 算法进行实验,同时利用 Epidemic、Prophet 和 Spray & Wait 作为参照算法进行比较,分析本文算法的性能。在仿真实验中,主要的衡量指标有消息投递率、网络负载率和端到端时延等,在改变节点缓存空间的大小、消息的生存周期以及消息产生的时间间隔来对这些算法性能的变化进行研究。实验中的主要参数如表 2 所示。

表 2 Random Waypoint 模拟参数

仿真参数	默认值	范围
仿真面积/m	500 × 500	-
节点数量	40	-
初始拓扑	Uniform	-
传输范围/m	100	-
消息大小/KB	500	-
消息生成间隔/s	40	20 ~ 60
传输速度/(Kb · s ⁻¹)	250	-
移动速度/(m · s ⁻¹)	0.5 ~ 1.5	-
节点缓存空间/MB	15	6 ~ 16
生存周期/min	120	60 ~ 180
仿真时间/h	12	-

3.1 改变消息生成的缓存空间大小

图 1(a) 显示了节点缓冲区大小对消息投递率的影响,当增加节点缓冲区大小时,4 个路由算法的投递率随之增加。这是因为随着节点缓冲区增大,节点所能携带的消息越多。观察到当缓冲区大小相

同时,本文提出的算法的投递率高于其他路由算法,因为 CHGR 算法考虑了根据节点不同的性能质量来对消息进行转发,以及消息副本不均等地分发给运动中的节点。其中 Epidemic 采用盲目洪泛的方式来传递消息副本,在缓存资源匮乏的网络环境中,大量消息副本因频繁地复制造成消息冗余,导致网络资源利用率不高,所以消息投递率低于其他路由算法。

图 1(b) 描述了当缓存空间大小一定时,不同算法的网络负载率的变化。值得关注的是,本文的算法和 Spray & Wait 性能明显优于其他算法,因为限制了初始条件下消息副本的数量,而 Epidemic 和 Prophet 在路由过程中不断增加消息副本数量,造成网络负担。

在图 1(c) 中,随着缓存空间大小的不断增加,4 个算法的平均时延都在逐渐增加,其中 CHGR 算法的平均时延要低于其他 3 个算法,因为考虑了节点的历史相关度和邻居节点的移动方向和角度,能够尽快地把消息传输到目的节点,所以时延最短。其次是 Spray & Wait 算法限制了消息副本数量,所以时延也会很低。

图 1(d) 比较了 Epidemic, Prophet, Spray & Wait 以及 CHGR 路由算法的端到端平均跳数,节点缓存空间的大小对 CHGR 和 Spray & Wait 算法的平均跳数影响不大,两者的变化范围也不大,但 Spray & Wait 的平均跳数最低,因为它限制了副本的最大跳数,并且在 Wait 阶段,中继节点只有一跳转发给目的节点。

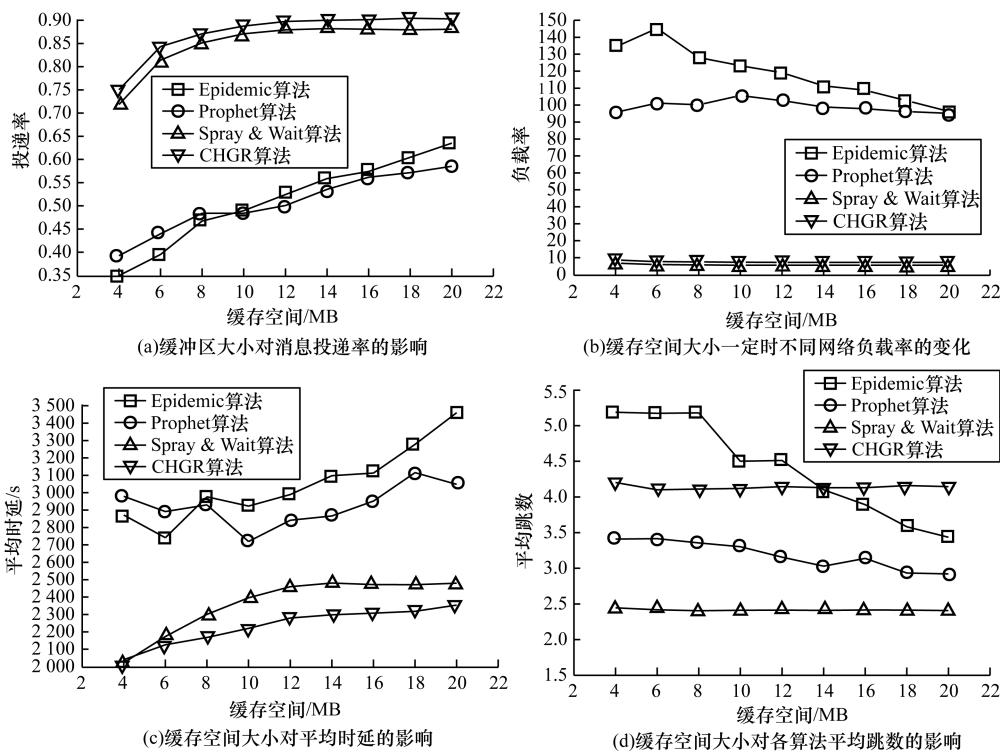


图 1 Random Waypoint 模型下的投递率、负载率、时延、平均跳数与缓存空间的关系

3.2 改变消息的生存时间大小

图2是设定节点的缓存空间大小为15 MB时消息生存周期对算法影响的仿真结果。如图2(a)所示,随着消息生存周期的增大,本文的路由算法在投递率方面不断增大,而且与Spray & Wait逼近。而随着消息生存周期的增加,Epidemic和Prophet算法的投递率不断降低,这是因为网络资源和节点缓存的限制性,造成网络中消息副本不断被丢弃,从而影响了其路由性能。CHGR路由算法在提高消息投递率的同时,更加有效地控制了网络中消息冗余的难题,在网络资源不充分的条件下路由性能更加趋于稳定。

在图2(b)中,观察到本文提出的算法在网络负载方面的表现明显优于Epidemic和Prophet,因为它在动态喷射有限的消息副本。尽管消息的生存时间逐渐增加,CHGR和Spray & Wait路由产生的网络负载却几乎保持稳定。这源于对消息副本数量的限制,也是Spray & Wait这一类算法的最大优点之一。而Epidemic只要2个节点相遇,就把消息副本传递给中继节点,采取盲目洪泛的方式复制消息,致使网络负载过高,资源利用率低,导致网络中存在过多的冗余消息副本。随着TTL的增加,Epidemic和Prophet

路由协议的负载率逐渐升高。

图2(c)比较了4种算法的平均时延,随着TTL的增大,所有4个算法的平均时延都增大。由于网络资源经常竞争带宽,因此节点不可能携带无限多个消息副本并且消息长时间占用节点内存,由于节点缓存不足可能造成大量消息被丢弃,消息在短时间内得不到有效传输,从而导致平均传输时延增大。其中在相同的生存周期下,CHGR算法一直保持最低的平均时延,优于其他3种算法。这再次验证了本文提出的算法的优越性,能够在短时间内快速扩散和传播消息。

在图2(d)中,随着消息生存周期的增加,CHGR和Spray & Wait路由算法的平均跳数变化不大,虽然与其他3种路由策略相比,CHGR增大了与目的节点相遇的可能性,并且取得了相对较高的消息投递率,但与此同时也不可避免地增加了消息经过的跳数,导致为了成功转发消息不得不消耗更多的网络资源。此外,Epidemic和Prophet算法的平均跳数相对其他3种策略较高,这是因为消息生存时间更久,因而消息转发的次数更多,进而增加了平均跳数。

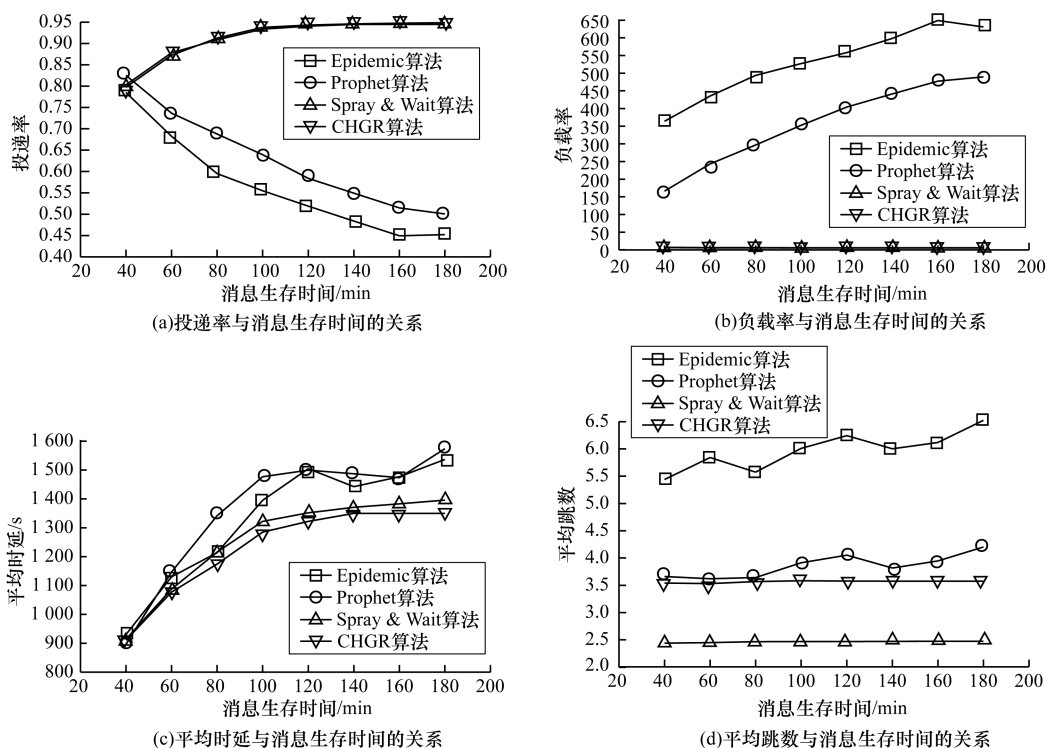


图2 Random Waypoint模型下的投递率、负载率、时延、平均跳数与消息生存周期的关系

从图2可以看出,当消息生存周期不断增加时,整个网络中将会有更多的消息,但是由于缓存资源的限制,极大地影响了路由性能。如图2所示,

Epidemic和Prophet的消息投递率都在减小,而两者的负载率却在不断增加,主要原因是它们不能有效地控制消息冗余,从而产生大量的消息副本,所以它

们不能处理增加消息生存周期的问题。相反,CHGR 考虑节点的历史相关信息来选择较少且较优的邻居节点作为下一跳的中继节点,在一定程度上控制了消息的冗余。因此,CHGR 的消息投递率依然稳定在较高的水平,而且负载率稳定在较低的水平。

3.3 改变消息产生的生存间隔大小

图 3 比较了在改变消息产生的时间间隔时,4 种算法对应的 4 项评估指标的变化。总体来说,随着消息生存间隔的不断增大,CHGR 和 Spray & Wait 的投递率依然高于 Epidemic 和 Prophet,其中 CHGR 的消息投递率略高于 Spray & Wait。在消息生存间

隔十分短暂的情况下,网络中的消息副本数量非常大,Prophet 考虑了节点间相遇的历史信息来选择更优的中继节点,一定程度上控制了消息冗余,因而其路由性能要优于 Epidemic,但仍然要弱于 CHGR 路由算法。CHGR 路由算法通过非对称的限制中继节点携带消息副本的数量,有效避免生成过多的冗余消息副本,从而提高了网络资源的利用率。综合来看,在节点随机移动的网络模型中,当资源稀缺并且负载能力十分有限时,CHGR 在投递率、负载率、平均时延上具有相对较大的优势,能够有效提高路由性能。

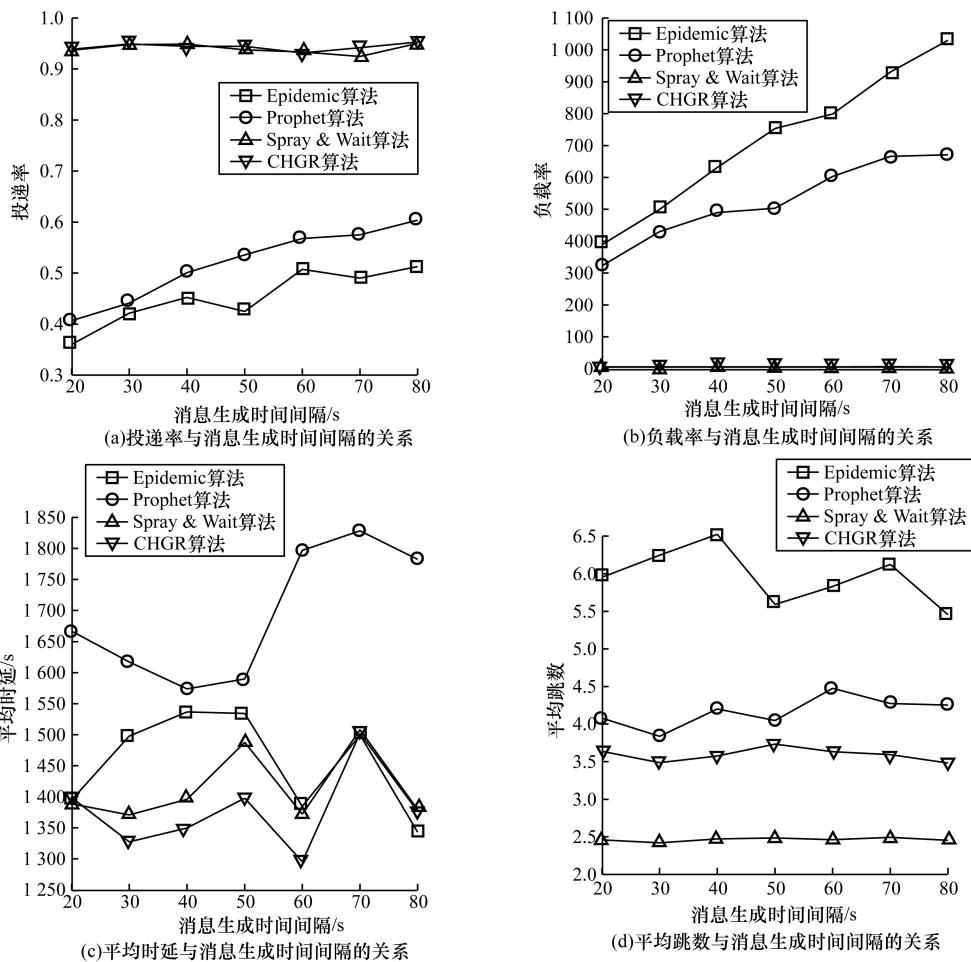


图 3 Random Waypoint 模型下的投递率、负载率、时延、平均跳数与消息时间间隔的关系

综合图 1 ~ 图 3 的仿真实验结果可以看出,在同样的随机网络环境下,CHGR 路由表现与 Spray & Wait 较接近,但比 Epidemic 和 Prophet 的性能要优越,能够降低网络负载和网络开销。所以从仿真结果来看,CHGR 的优化策略,其原理虽然简单,但确有一定成效。仿真结果验证了 CHGR 在资源利用方面要比 Epidemic 和 Prophet 能更好地提高网络性能,体现 CHGR 的优势。

4 结束语

本文提出一种基于历史相遇信息的容迟网络地理路由算法 CHGR,一方面将移动节点间的历史相遇信息作为分配消息副本的依据,从而减少了复制策略路由算法中的副本数量。另一方面,利用邻居节点移动方向所构成的夹角对中继节点的选择进一步优化,从而取得较高的投递率以及较低的端到端平均时延。下一步将利用社交网络分析技术抽取

容迟网络中节点及节点间所具有的社会属性,并利用这些社会属性同节点的物理属性相结合,进一步优化 CHGR 算法中的副本分配和中继节点选择策略,从而取得更好的路由性能。

参 考 文 献

- [1] Voyiatzis A. A Survey of Delay-and Disruption-tolerant Networking Applications [J]. Journal of Internet Engineering, 2012, 5(1) : 331-344.
- [2] Jörg O. A Quest for DTN Applications [J]. Mobile Opportunistic Networks, 2012, 3(4) : 3-4.
- [3] Stefano F. Shaping Opportunistic Networks [J]. Computer Communications, 2013, 36(5) : 481-503.
- [4] Philip G, Valtteri N, Jörg O. Fragmentation Algorithms for DTN Links [J]. Computer Communications, 2013, 36(3) : 279-290.
- [5] Juang P, Oki H, Wang Y, et al. Energy-efficient Computing for Wildlife Tracking: Design Tradeoffs and Early Experiences with ZebraNet [J]. ACM SIGOPS Operating Systems Review, 2002, 36(5) : 96-107.
- [6] Wu H, Fujimoto R, Hunter M, et al. MDDV: A Mobility-centric Data Dissemination Algorithm for Vehicular Networks [C]//Proceedings of ACM SIGCOMM Workshop on Vehicular Ad-Hoc Networks. New York, USA: ACM Press, 2004: 47-56.
- [7] Krishnan R, Basu P, Mikkelsen J M, et al. The SPINDLE Disruption-tolerant Networking System [C]//Proceedings of MILCOM ' 07. New York, USA: ACM Press, 2007: 1-7.
- [8] Erramilli V, Chaintreau A, Crovella M, et al. Diversity of Forwarding Paths in Pocket Switched Networks [C]//Proceedings of the 7th ACM SIGCOMM Conference on Internet Measurement. New York, USA: ACM Press, 2007: 161-174.
- [9] Partan J, Kurose J, Levine B N. A Survey of Practical Issues in Underwater Networks [J]. SIGMOBILE Mobile Computing Communications Review, 2007, 11 (4) : 23-33.
- [10] Nichols R A, Hammons A R. Performance of DTN-based Free-space Optical Networks with Mobility [C]//Proceedings of IEEE Military Communications Conference. Washington D. C. , USA: IEEE Press, 2007: 1-6.
- [11] Seth A, Kroecker D, Zaharia M, et al. Low-cost Communication for Rural Internet Kiosks Using Mechanical Backhaul [C]//Proceedings of ACM MobiCom ' 06. New York, USA: ACM Press, 2006: 334-345.
- [12] Kevin F, Farrell S. DTN: An Architectural Retrospective [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2008, 26(5) : 828-836.
- [13] Cerf V, Burleigh S, Hooke A, et al. Delay-tolerant Networking Architecture [EB/OL]. (2007-03-21). <http://tools.ietf.org/html/rfc4883>.
- [14] 张 龙,周贤伟,王建萍,等. 容迟与容断网络中路由协议 [J]. 软件学报, 2010, 21(10) : 2554-2572.
- [15] Li Q H, Zhu S C, Cao G H. Routing in Socially Selfish Delay Tolerant Networks [C]//Proceedings of IEEE INFOCOM ' 10. Washington D. C. , USA: IEEE Press, 2010: 1-9.
- [16] 郭 航,王兴伟,黄 敏,等. DTN 中基于位置信息的喷射路由算法 [J]. 小型微型计算机系统, 2012, 33(11) : 2481-2484.
- [17] 田成平,慈林林,李轩涯,等. 三维 DTN 网络中基于位置的功率感知路由算法 [J]. 北京邮电大学学报, 2013, 36(2) : 44-49.
- [18] Mangrulkar R, Atique M. Routing Protocol for Delay Tolerant Network: A Survey and Comparison [C]//Proceedings of 2010 IEEE International Conference on Communication Control and Computing Technologies. Washington D. C. , USA: IEEE Press, 2010: 210- 215.
- [19] Daly E M, Haahr M. Social Network Analysis for Routing in Disconnected Delay-tolerant MANETs [C]//Proceedings of the 8th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing. New York, USA: ACM Press, 2007: 32-40.
- [20] Daly E M, Haahr M. Social Network Analysis for Information Flow in Disconnected Delay-tolerant MANETs [J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2009, 8(5) : 606-621.
- [21] Daly E M, Haahr M. Social Network Analysis for Routing in Disconnected Delay-tolerant Manets [C]//Proceedings of the 8th ACM International Symposium on Mobile Ad-Hoc Networking and Computing. New York, USA: ACM Press, 2007: 32-40.
- [22] Yoneki E, Hui P, Chan S Y, et al. A Socio-aware Overlay for Publish/Subscribe Communication in Delay Tolerant Networks [C]//Proceedings of the 10th ACM Symposium on Modeling, Analysis, and Simulation of Wireless and Mobile Systems. New York, USA: ACM Press, 2007: 225-234.
- [23] Keränen A, Ott J, Kärkkäinen T. The One Simulator for DTN Protocol Evaluation [C]//Proceedings of the 2nd International Conference on Simulation Tools and Techniques. Washington D. C. , USA: IEEE Press, 2009: 55-60.